



## PATENT ABSTRACTS OF JAPAN

(11) Publication number: **10126433 A**(43) Date of publication of application: **15.05.98**

(51) Int. Cl. **H04L 12/44**  
**G06F 13/00**  
**G06F 15/16**

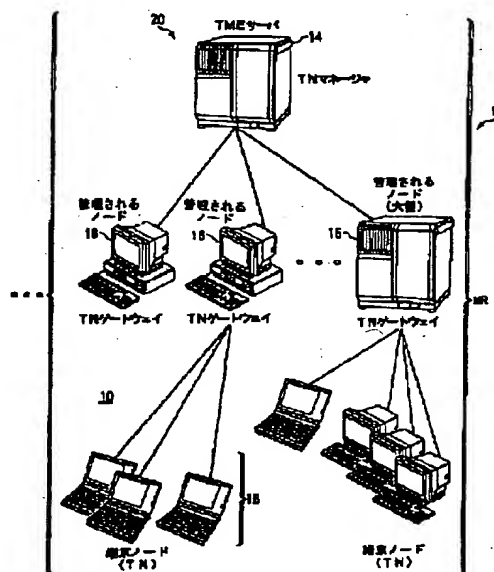
(21) Application number: **09263527**(22) Date of filing: **29.09.97**(30) Priority: **01.10.96 US 96 724662**(71) Applicant: **INTERNATL BUSINESS MACH  
CORP <IBM>**(72) Inventor: **THOMAS W BRADER**(54) **DATA DISTRIBUTION RESTRICTION METHOD  
AND COMPUTER**

COPYRIGHT: (C)1998,JPO

## (57) Abstract:

**PROBLEM TO BE SOLVED:** To provide the one to plural terminal data distribution service for a distributed enterprise computing environment.

**SOLUTION:** A system management task includes distribution of data, and the distribution of data is started at a gateway usually and the data are distributed to all end points to be managed. A load is balanced by setting a load parameter to a sub net of a network path between a gateway machine 16 and an end point machine 18. The load parameter is selectable and denotes a total amount of a network frequency band width to be used by distribution of data to the path. An effective load 'recognized' by the sub net is calculated next when the operation is started before the distribution is started. When the effective load of the sub net exceeds the load parameter of the sub net, a data distribution rate as to the entire network path is revised.



(19) 日本国特許庁 (J P)

(12) 公開特許公報 (A)

(11) 特許出願公開番号

特開平10-126433

(43) 公開日 平成10年(1998) 5月15日

(51) Int. Cl.<sup>6</sup>

識別記号

F I

H 0 4 L 12/44

H 0 4 L 11/00

3 4 0

G 0 6 F 13/00

3 5 5

G 0 6 F 13/00

3 5 5

15/16

3 7 0

15/16

3 7 0 M

審査請求 未請求 請求項の数16 OL (全 14 頁)

(21) 出願番号

特願平9-263527

(22) 出願日

平成9年(1997) 9月29日

(31) 優先権主張番号

0 8 / 7 2 4 6 6 2

(32) 優先日

1996年10月1日

(33) 優先権主張国

米国 (US)

(71) 出願人 390009531

インターナショナル・ビジネス・マシーンズ・コーポレーション

INTERNATIONAL BUSINESS MACHINES CORPORATION

アメリカ合衆国10504、ニューヨーク州

アーモンク (番地なし)

(72) 発明者 トーマス・ダブリュ・ブレイター

アメリカ合衆国78703 テキサス州 オー

スティン シャロン レーン 1906

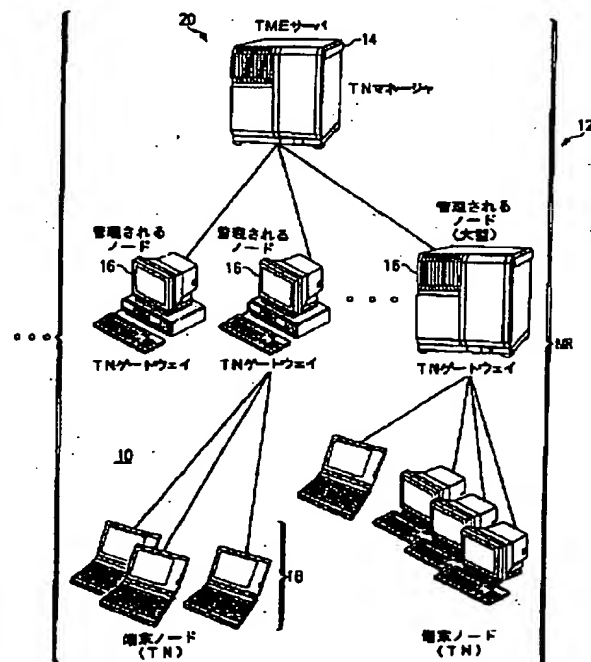
(74) 代理人 弁理士 坂口 博 (外1名)

(54) 【発明の名称】 データ分散規制方法及びコンピュータ

(57) 【要約】

【課題】 分散エンタプライズ・コンピューティング環境のために、効率的な単数対複数のデータ分散サービスを提供すること。

【解決手段】 システム管理タスクはデータ分散を含み、このデータ分散は、通常、ゲートウェイで開始され、管理されるすべての端点へ分散される。負荷の平衡は、ゲートウェイ・マシンと端点マシンとの間にあるネットワーク経路のサブネットについて負荷パラメータを設定することによって達成される。負荷パラメータは選択可能であり、経路部分のデータ分散によって使用されてよいネットワーク帯域幅の総量を表す。分散を開始する前に、動作が開始したときサブネットが「認知する」実効負荷が次に計算される。サブネットの実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータを超過すると、全体のネットワーク経路についてデータ分散レートが変更される。



## 【特許請求の範囲】

【請求項1】 ネットワーク環境が管理サーバによって管理され、該管理サーバが一群のゲートウェイにサービスし、各ゲートウェイが一群の端点にサービスするとき、前記ネットワーク環境でデータ分散を規制する方法であって、ゲートウェイと端点との間の各ネットワーク経路の各サブネットについて、そのサブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワーク帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定するステップと、ゲートウェイからのデータ分散を開始するメソッド呼び出しにตอบสนองして、前記データ分散によって影響を受ける各サブネットのために実効負荷を決定するステップと、所与のサブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータと所定の関係をもつとき、データ分散の特性を変更するステップとを含む、データ分散規制方法。

【請求項2】 前記所定の関係が、実効負荷が負荷パラメータを超過することである、請求項1に記載のデータ分散規制方法。

【請求項3】 前記特性が、データが経路内を分散されるレートである、請求項2に記載のデータ分散規制方法。

【請求項4】 実効負荷が負荷パラメータを超過するとき、データ分散のレートが減らされる、請求項3に記載のデータ分散規制方法。

【請求項5】 ネットワーク経路を介して行われるゲートウェイから端点までのデータ伝送に遅延を挿入することによってデータ分散のレートが減らされる、請求項4に記載の、データ分散規制方法。

【請求項6】 負荷パラメータを設定するステップがゲートウェイ内で実行される、請求項1に記載のデータ分散規制方法。

【請求項7】 実効負荷を決定するステップが、データ分散が開始される前に実行される、請求項1に記載のデータ分散規制方法。

【請求項8】 データを一群の端点へ分散するソース・ノードを有する管理ネットワーク環境でデータ分散を規制する方法であって、

(イ) ソース・ノードと端点との間の各ネットワーク経路の各サブネットについて、そのサブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワークの帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定するステップと、

(ロ) ソース・ノードからデータ分散を開始する前に、そのデータ分散によって影響を受ける各サブネットの実効負荷を決定するステップと、

(ハ) データ分散によって影響を受けるサブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータを超過するかどうかを決定するステップと、

(ニ) サブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータを超過するとき、データ分散の特性を変更す

るステップとを含む、データ分散規制方法。

【請求項9】 ゲートウェイからの影響されるネットワーク経路上をデータが伝送されるレートに1つまたは複数の遅延を挿入することによってデータ分散が変更される、請求項8に記載のデータ分散規制方法。

【請求項10】 新しいデータ分散についてステップ(ロ) - (ニ)を繰り返すステップを含む、請求項8に記載の、データ分散規制方法。

10 【請求項11】 大規模分散型エンタプライズ・システムが1つまたは複数のネットワーク経路を介して端点を管理するソース・ノードを有し、各ネットワーク経路が1つまたは複数のサブネットを有するとき、前記大規模分散型エンタプライズ・システムへ接続可能なコンピュータであって、

プロセッサと、オペレーティング・システムと、負荷平衡メカニズムとを具備し、該負荷平衡メカニズムは、

20 少なくとも1つのネットワーク経路の各サブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワーク帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定する手段と、書き込み動作の呼び出しにตอบสนองして、その書き込み動作によって影響を受ける各サブネット内の実効負荷を計算する手段と、

書き込み動作によって影響を受けるサブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータに対して所定の関係をもっているかどうかを決定し、その決定にตอบสนองしてデータ分散の特性を変更する手段とを具備する、コンピュータ。

30 【請求項12】 特性が、ネットワーク経路に沿ってデータが分散されるレートである、請求項11に記載のコンピュータ。

【請求項13】 書き込み動作によって影響を受けるサブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータを超過するとき、データが分散されるレートを変更手段が減少させる、請求項12に記載のコンピュータ。

【請求項14】 負荷パラメータを設定するインタフェース手段を含む、請求項13に記載のコンピュータ。

40 【請求項15】 オペレーティング・システムによって稼働され複数実行スレッドを実行するスレッド・メカニズムを含む、請求項11に記載のコンピュータ。

【請求項16】 負荷平衡メカニズムによって制御される各ネットワーク経路のためのプロセス制御が、複数実行スレッドの1つによって与えられる、請求項15に記載のコンピュータ。

【発明の詳細な説明】

【0001】

50 【発明の属する技術分野】 本発明は大規模分散型エンタプライズ・システム環境の管理に関し、さらに具体的に

は、管理される環境のコンピューティング資源の間でデータが分散される方法を規制することに関する。

#### 【0002】

【従来の技術】複雑なネットワーク内で効率的なメッセージ分散階層を設計する場合、ネットワーク・トポロジ、ネットワーク帯域幅、およびマシン資源を含めて多くの要素を考えなければならない。良好に設計された分散方法は、効率的であると共に故障に対しても耐性がある。今日使用されている実際のネットワークは様々な能力をもっているから、すべてのネットワークに対して良好に動作する分散方法を選択するのは先験的に不可能である。この問題は地理的に分散された大規模ネットワーク環境でますます大きくなる。そのような環境の1つにサーバを含む管理フレームワークがある。そのような環境でのサーバは多数のノードを管理し、各ノードはローカル・ノード特有のオブジェクト・データを記憶したローカル・オブジェクト・データベースを備えている。サーバは多様なシステム管理タスクを実行するために使用される。このようなシステム管理タスクとしては、効率的な単数対複数データ分散を実行する多重分散サービスがある。データ分散は典型的にはオブジェクト・メソッド呼び出しを使用して各目標ノードで開始される。

【0003】さらに、そのような分散方式では、ネットワーク負荷調整パラメータを設定して、分散により単位時間当たりに書き込まれるデータ量を制限する方法が知られている。しかしながら、そのような手法は、多数の端点が同時に分散サービスを求めるような場合に生じる重大な負荷問題を十分に解決できない。この問題は、次のような代表的な分散階層を考えると理解できる。ネットワーク内のリピータが50のマシンへ展開され、それらのマシンのすべてが別個のT1リンク上にあり、ネットワークには10mbのローカル・エリア・ネットワーク(LAN)があつて、T1リンクを走らせるルータへLANを接続しなければならない。リピータの持続送信レートは750 KB/sであり、LANのトラフィックを管理可能に保つために、ネットロード調整パラメータは500 KB/sに設定される。この例では、LANがボトルネックになる。なぜなら、並行してビジイ

(使用中)に保てる端点は4つから5つにすぎないからである(500/1.5)。5つを超える端点へ並行して分散がなされると、すべての分散は遅くなる。50のマシンのすべてに分散データを送信すると、各ネットワークは10分の1だけビジイになるにすぎない。端点のマシンが比較的低速である場合(たとえば、9600ボーより遅い場合)、状況はもっと悪くなる。端点のマシンは企業内で最後にアップグレードされるのが普通であるから、上記の事態は通常起こることである。このような旧式のネットワークでは、1つの16K書き込み動作でも、30秒近くまでネットワークを飽和させ、他の作業ができないようにする。

【0004】したがって、管理されるネットワーク環境でデータを効率的に分散する改善されたメカニズムを提供することが望まれる。

#### 【0005】

【発明が解決しようとする課題】本発明の主な目的は、分散型エンタプライズ・システム・コンピューティング環境のための効率的な単数対複数データ分散サービスを提供することである。

【0006】本発明の他の目的は、地理的に分散して管理され複数の端点マシンを有する大規模エンタプライズ・システムにおけるデータ分散を制御することである。

【0007】さらに、本発明の他の目的は、ネットワークを信頼性がありコスト効率の高い方法で管理して、エンタプライズ・システムがほとんどすべてのコンピューティング資源をそのようなネットワーク上に配置できるようにすると共に、エンタプライズ・システム内の効率的なデータ分散サービスを実現することである。

【0008】さらに、本発明の他の目的は、端点マシンに接続された1つまたは複数のネットワーク内の分散負荷が平衡化されるような多重分散方式を、管理される環境に提供することである。

【0009】さらに、本発明の他の目的は、エンタプライズ・システム環境で端点マシンが管理ノードへ接続されているようなネットワークのための負荷制御法を提供することである。

【0010】さらに、本発明の他の目的は、大規模分散型エンタプライズ・システム環境内で端点マシンへの並行分散が容易に行われるようにすることである。

【0011】さらに、本発明の他の目的は、データ分散の間に実際のネットワーク負荷情報を使用して、各ネットワークが所望の負荷値を超えないようにすることである。

【0012】さらに、本発明の他の目的は、地理的に分散された非常に大きなネットワークを使用するユーザの必要性を満たすことであり、具体的にはネットワーク・アドミニストレータのデータ分散能力を著しく拡張することである。

#### 【0013】

【課題を解決するための手段】上記および他の目的は、コンピューティング資源が1つまたは複数の管理される領域へ組織化され、1つまたは複数のゲートウェイ・マシンにサービスする管理サーバによって前記の領域が管理され、各ゲートウェイ・マシンが複数の端点マシンにサービスするような大規模分散型エンタプライズ・システム中で達成される。システム管理フレームワークは、ゲートウェイ・マシンおよび1つまたは複数の端点マシンへ「分散」されて、システム管理タスクを実行することが望ましい。

【0014】データ分散を平衡化するために、ネットワーク・アドミニストレータは、まず負荷パラメータを設

定する。この負荷パラメータは、ネットワーク経路の各サブネットで行われるデータ分散に消費されてよいネットワーク帯域幅の量を表す。そのようなネットワーク経路は、ゲートウェイ・マシンとそれによってサービスされる端点との間に存在する。データ分散を開始する前に、データ分散によって影響を受ける（すなわち、データ分散を処理する）各サブネットの実効負荷が計算される。次に、データ分散によって影響を受けるサブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータを超過するかどうかが判定される。超過する場合、データ分散が変更される。その変更は、データがゲートウェイからネットワーク上を伝送されるときにレートに1つまたは複数の遅延を挿入することによって行われる。次に、変更されたデータ分散が開始される。これらのステップは新しいデータ分散に対して繰り返されるか、所定の時間間隔で繰り返される。

【0015】これまでの説明は、本発明の具体的な対象物について概説したものである。これらの具体的な対象物は、本発明のもっと傑出した特徴と適用の例示にすぎないことを理解されたい。開示された発明を異なった形式で応用するか、後述のように変更することによって、多くの他の利益を得ることができる。本発明の他の目的および完全な理解は、以下に記述する実施例の詳細な説明を参照することによって得ることができる。

#### 【0016】

【発明の実施の形態】ここで図1を参照する。本発明は数千または数万の「ノード」を含む大規模分散コンピュータ環境10で実施される。ノードは典型的には地理的に分散されており、全体の環境は分散方式で「管理」される。管理される環境（ME）は一連の疎結合管理領域（MR）12へ論理的に分割され、各々の疎結合管理領域（MR）12は、そのローカル資源を管理する固有の管理サーバ14を含んでいる。典型的には、このネットワークは他の分散ネットワーク機能を実行するための他のサーバ（図示していない）を含む。そのようなサーバとしてはネーム・サーバ、セキュリティ・サーバ、ファイル・サーバ、スレッド・サーバ、タイム・サーバなどがある。複数の管理サーバ14はエンタプライズ・システムの活動を調整し、遠隔サイトで管理と実務作業ができるようにしている。管理サーバ14は多数のゲートウェイ・マシン16にサービスし、各ゲートウェイ・マシン16は複数の端点マシン18をサポートする。管理サーバ14は端末ノード・マネージャ20を使用して疎結合管理領域（MR）12内のすべての活動を調整する。

【0017】ここで図2を参照すると、各ゲートウェイ・マシン16はシステム管理フレームワークのサーバ構成要素22を実行する。サーバ構成要素22はマルチスレッドの実行時プロセスで、オブジェクト要求ブローカ（ORB）21、許可サービス23、オブジェクト位置決定サービス25、および基本オブジェクト・アダプタ

（BOA）27などの構成要素を含んでいる。さらに、サーバ構成要素22はオブジェクト・ライブラリ29を含んでいる。オブジェクト要求ブローカ（ORB）21はオペレーティング・システムから独立して連続的に稼働し、プロセス間通信（IPC）機能19を使用することにより、別個のスタブおよびスケルトンを通してサーバおよびクライアントのプロセスと通信することが望ましい。遠隔オブジェクト上で動作を呼び出すためには、遠隔プロシージャ呼び出し確保（secure remote procedure call（RPC））が使用される。さらに、ゲートウェイ・マシン16はオペレーティング・システム15およびスレッド・メカニズム17を含む。

【0018】システム管理フレームワークは端点マシン18の各々の上でサポートされるクライアント構成要素24を含んでいる。クライアント構成要素24は低コスト、低保守のアプリケーション群で、そこではシステム管理データが持続的にキャッシュされたり記憶されたりしないという意味で「データをもっていない」ことが望ましい。この「クライアント・サーバ」様式で管理フレームワークを実施することは、先行技術には無い大きな利点があり、パーソナル・コンピュータを、管理される環境へ容易に接続できるようになる。システム管理フレームワークは、オブジェクト指向のアプローチを使用することによって、疎結合管理領域（MR）12内の資源を管理するのに必要なシステム管理タスクを容易に行うことができる。これらのタスクは非常に多様であり、ファイルとデータの分散、ネットワーク使用の監視、ユーザ管理、プリンタなどの資源の構成管理などを含んでいる。

【0019】図1に示したような大規模エンタプライズ・システムでは、疎結合管理領域（MR）12ごとに1つのサーバがあり、このサーバにはいくつかのゲートウェイが接続されている。図4に示したような作業グループ・サイズの導入システム（たとえば、ローカル・エリア・ネットワーク、すなわちLAN）では、サーバクラス1つのマシンをサーバおよびゲートウェイとして使用してよい。説明の中で「1つのサーバ」および「1つまたは複数のゲートウェイ」と記述している場合でも、これらの装置は1つのプラットフォームへ結合できるので、それらの区別に特別の意味はない。中規模サイズの導入システムでは、疎結合管理領域（MR）12は横方向に拡張されるので、ゲートウェイを付け加えることによって端点の負荷を平衡化することができる。

【0020】サーバはすべてのゲートウェイと端点の上であり、最高レベルの権限をもっている。サーバは端点リストを維持し、この端点リストは管理される領域内のすべての端点を追跡する。このリストは、端点を個別に識別し管理するために必要なすべての情報を含む。そのような情報としては名前、場所、マシン・タイプなどが

あるが、それらに限定されない。さらに、サーバは端点とゲートウェイとの間のマッピングを維持するが、このマッピングは動的である。サイト独自の設定に基づいて、ゲートウェイが故障したとき端点を割り当て直したり、ネットワーク上で新しい端点を使用するようになったとき、それを自動的に付け加えたりすることができる。

【0021】前述したように、管理される領域には1つまたは複数のゲートウェイが存在する。ゲートウェイは、玄関または関門として動作するように構成された、完全に管理されるノードである。最初、ゲートウェイは端点について何らの「知識」ももっていない。端点がログインしたとき（後で説明する）、ゲートウェイはその端点のための端点リストを作成する。ゲートウェイの義務は、端点ログイン要求を聴取すること、端点アップコール要求を聴取すること、および端点上のメソッド呼び出しの玄関として働くことである（これが主な仕事である）。

【0022】端点は、ここでは低コスト・フレームワーク（LCF）と呼ばれるシステム管理フレームワークを実行するマシンである。低コスト・フレームワーク（LCF）は、図3に示されるように2つの主要な部分を有する。すなわち、LCFデーモン24aとアプリケーション実行時ライブラリ24bである。LCFデーモン24aは端点のログインとアプリケーション端点実行ファイルの生成に責任をもつ。実行可能ファイルが生成されてしまうと、LCFデーモン24aはその実行ファイルに対してそれ以上関与しない。各実行可能ファイルはアプリケーション実行時ライブラリ24bとリンクされ、ゲートウェイに対するそれ以後のすべての通信はアプリケーション実行時ライブラリ24bによって処理される。

【0023】サーバおよびゲートウェイの各々はコンピュータまたは「マシン」であることが望ましい。たとえば、各コンピュータはAIX（Advanced Interactive Executive）オペレーティング・システム（バージョン3.2.5以上であることが望ましい）を実行するRISC System/6000（R）（縮小命令セット、すなわち、いわゆるRISCベースのワークステーション）であってよい。AIXオペレーティング・システムは、UNIXオペレーティング・システム（バージョン5.2）とアプリケーション・インタフェース・レベルで互換性がある。

【0024】RISCベースのコンピュータの各種のモデルは、IBM社の多くのマニュアルで解説されている。そのようなマニュアルとしては、たとえば「RISC System/6000, 7073 and 7016 POWERstation and POWERserver Hardware Technical Reference, Order No. SA23-2644-00」がある。AIXオペレーティング・シス

テムは、IBM社から出版された「AIX Operating System Technical Reference, First Edition (November, 1985)」および他の出版物に解説されている。UNIXオペレーティング・システムの詳細な設計については、1986年にPrentice-Hall社から出版されたMaurice J. Bachの「Design of the Unix Operating System」に説明されている。代替の適切なマシンとしては、Novell UnixWare 2.0を実行するIBM互換のPC 486以上、AT&T UNIX SVR4 MP-RASリリース2.02以上を実行するAT&T 3000シリーズ、DG/UXバージョン5.4R3.00以上を実行するData General AViiONシリーズ、HP/UX 9.00からHP/UX 9.05までを実行するHP9000/700および800シリーズ、SVR4バージョンR40V4.2を実行するMotorola 88Kシリーズ、Solaris 2.3または2.4を実行するSun SPARCシリーズ、またはSunOS 4.1.2もしくは4.1.3を実行するSun SPARCシリーズがある。もちろん、他のマシンおよびオペレーティング・システムも、ゲートウェイおよびサーバ・マシンとして使用することができる。

【0025】さらに、各端点もコンピュータである。本発明の1つの実施例では、端点の大部分はパーソナル・コンピュータ（たとえば、デスクトップ・マシンまたはラップトップ）である。このアーキテクチャでは、端点はパワーの高い複雑なマシンまたはワークステーションである必要はない。1つまたは複数の端点はIBM ThinkPad（R）マシンのようなノートブック・コンピュータであるか、Windows 3.1以上のオペレーティング・システムを実行するIntel x86またはPentium（R）ベースのコンピュータであってよい。OS/2（R）オペレーティング・システムの下で稼働するIBM（R）またはIBM互換のマシンも端点として使用することができる。OS/2オペレーティング・システムの詳細は、「OS/2 2.0 Technical Library, Programming Guide Volumes 1-3 Version 2.00, Order Nos. 10G6261, 10G6495 and 10G6494」を参照されたい。

【0026】前述したように、各ゲートウェイ・マシン上で稼働するサーバクラスのフレームワークはマルチスレッドで、遠隔マシンに対して何百というネットワーク接続を同時に維持することができる。実行スレッドは、別個のプロセスであっても（UNIXパラダイム）、1つのプロセス内の別個のスレッドであっても（POSIXのpスレッド・パラダイム）よい。POSIXは、米

国電気電子技術者協会 (IEEE) によって出された開放型システムに対するアプリケーションとユーザ・インタフェースに関する一連の標準である。IEEE POSIX.1cはユーザ・レベルのマルチスレッド・プログラミングに関して現在検討されている標準であり、システム管理フレームワークのサービスされる構成要素の中で実施される。このフレームワーク内のすべてのオブジェクトは「状態」を表示する。この状態は完全に持続的であっても（この場合、その状態はゲートウェイ・マシンに関連したオブジェクト・データベース内の属性によって表される）、非持続的であってもよい。

【0027】端点は、まずLCFデーモン24aを端点のディスクへコピーすることによってエンタプライズ・システムへ付加される。これは、ネットワーク・ログイン・スクリプトを介して自動的になされるか、ディスクを挿入することによって手動でなされるか、購入またはライセンス時にブート・ディスクをプリロードすることによってなされてよい。LCFデーモンが最初に導入されたとき、および、それ以後の各ブートで、LCFデーモンはそのゲートウェイへログインしようとする。ゲートウェイが未知であるか、ゲートウェイが応答しないとき、デーモンはゲートウェイを要求する同報通信を出す。完全に新しい端点については、その同報通信は最終的にはサーバに伝えられる。ゲートウェイが、それが認識した端点からの同報通信またはログイン要求を聴取すると、そのゲートウェイはそれ自身で要求にサービスする。

【0028】サーバが端点のゲートウェイ要求同報通信を受け取ると、サーバはその端点リストを参照して、その端点がどのゲートウェイに属しているかを調べる。新しい端点、またはゲートウェイ間を移動する場合には、サーバはサイト独自の方針により正しいゲートウェイを選択する（たとえば、サブネットによって）。ゲートウェイはその新しい端点から通知を受け、端点に通知を与えて、ログインは完了する。

【0029】端点はそのゲートウェイのみと通信することが望ましい。すべての端点通信が1つのゲートウェイを通過するように要件を定めることによって、接続問題が著しく単純化される。ログインが成功すると、端点とゲートウェイの双方は相互をアドレスするための作業アドレスを知る。DHCPアドレス・リースが時間切れになると、次の端点ログインが端点からゲートウェイへの新しいアドレスを確立する。

【0030】1つのゲートウェイによってサポートすることができる端点の最大数に制限はない。設計の戦略としては、ゲートウェイは常にそれ自身の作業負荷を制御するように設計されている。端点は許可を受けない限りデータを送ることはできない。端点が戻すべき結果を有するか、アップコールを行いたいときは、サービ

スを要求する非常に小さなメッセージを送る。ゲートウェイはその要求を待ち行列に入れ、時間に従ってそれにサービスする。端点が大量の結果を有するとき、それは結果をいくつかの分割量に分割し、指示されたとき1つの分割量だけを送らなければならない。この戦略によって、1つのゲートウェイが、時間が少し遅くなくても数千の端点をサポートすることができる。サービスの品質を改善することが望まれる場合、さらにゲートウェイを付け加えるだけでよい。

10 【0031】端点メソッドは、IDLコンパイラ生成コードおよび端点アプリケーション実行時ライブラリ24bにリンクされた通常のCORBAメソッド（後で説明する）である。それによって、ネイティブの実行可能ファイルがLCFデーモン24aによって生成されるように設計することができる。1つの実行可能ファイルの中で、任意数のメソッドを実施することができる。

20 【0032】端点はメソッドを使用しないで導入されることが望ましい。メソッド実行可能ファイルは、必要に応じてゲートウェイからダウンロードされる。LCFデーモンがメソッド呼び出し要求を受け取ると、それはローカル・ディスク・キャッシュをチェックする。キャッシュ・ミスが起こるか、バージョンが一致しなければ、新しい実行可能ファイルがダウンロードされる。このようにして、端点は無から開始して、高速実行のためにメソッドの作業セットを組み立てることができる。

30 【0033】図5から図8までは、1つのゲートウェイ（GW）がどのようにして一対の端点マシン（EP1およびEP2）へ接続されるかを示す。図5に示されるように、ゲートウェイGWは、EP1およびEP2の各々へ直接に（すなわち、中間装置を使用しないで）接続され、したがってGWと各端点の間の経路は単一経路部分Aを形成する。図6では、ルータ35が経路内に置かれているが、端点EP1とEP2は直接にルータへ接続される。したがって、この構成では一対の経路部分AおよびBが経路内に（GWと各端点との間に）生成される。図7は、端点EP1およびEP2の各々がルータ35の異なった分岐点へ接続される他の例を示す。この例でも、GWと各端点との間に2つの経路部分（AおよびB）を生成する。図8は、第2のルータ37が使用される構成を示す。この場合、GWとEP1との間の経路は2つの経路部分（AおよびB）を含み、GWとEP2との間の経路は別の2つの経路部分（AおよびB）を含む。したがって、これらの例で分かるように、ゲートウェイと、そのゲートウェイによってサービスされる端点との間の経路は、1つまたは2つの経路部分（これは実際にはネットワークである）を含む。ゲートウェイによってサービスされる端点を追加する度に、中間ルータが存在するかどうかに従ってゼロ（図5）、1つ（図6）、または2つ（図7）の新しい経路部分が付け加えられる。

【0034】図9は、図5から図8までに示された各種のネットワーク構成のスーパーセットを示し、どの程度の大きさのエンタプライズ・システム接続が形成されるかを示す。このネットワークはソース・ノード41、ルータ43および45、および6つのサブネット（AからG）に分散した14の端点（EP1からEP14）を含む。この例では、サブネットA、B、C、D、およびFの最大速度は10メガビット/秒（mb/s）、サブネットEの最大速度は56キロビット/秒（kb/s）、サブネットGの最大速度は100mb/sである。すべてのデータ分散はソース・ノード（典型的には、管理サーバまたはゲートウェイ）で開始されるものと仮定する。

【0035】1つのノード（たとえば、ソース・ノード）から複数の端点への分散は、図9のネットワーク上では、同時に起こる複数の1対1の分散である。本発明によれば、サイト・アドミニストレータは、調節可能パラメータによって、各サブネットA-Gのために使用可能な帯域幅の最大パーセントを指定することができる。各サブネットの「実効」負荷は、（たとえば）単位時間にサブネットへ書き込まれるバイト数を記録することによって計算される。もし2つの動作が並行して同じサブネット上で実行されている場合は、各動作が実効負荷に寄与する。たとえば、1秒間の間に16kバイトが書き込まれたのであれば、データ・レートは16kB/sである。問題のサブネットが1mbラインであれば、使用されているパーセントは、 $(16kB \times 8 \text{ビット}) / 1mb = 12.5\%$ である。

【0036】本発明に従えば、いくつかの負荷平衡概念を実施することができる。分散が2つのサブネットを通るとき、双方のサブネットの負荷が考慮され、2つのサブネットの中で最もビジーであるサブネットに基づいて、全体の分散に挿入する「遅延」量を決定し負荷を平衡化する。本発明はすべての動作が実効負荷に寄与するという事実を考慮にいれるが、遅延は個々の動作に基づいて加えられてよい。これらの概念の内容は、図9を参照して以下に説明する例から明らかとなる。

【0037】図9で、1つの分散が端点EP9へ行われるものと仮定する。各パケットはサブネットBおよびEを通る。ネットワーク負荷パラメータはサブネットBについては80%、サブネットEについては50%に設定されているものと仮定する。1秒間の動作で4kバイトが伝送された。サブネットBでは、実効負荷は $4kB / 10mb = 0.3\%$ である。しかし、サブネットEでは、負荷は $4kB / 56kb = 5.7\%$ である。したがって、サブネットBは最大負荷より下であり、サブネットEはあまりにもビジーである。本発明に従えば、短い遅延を挿入することによって、実効負荷が50%より下に戻される。サブネットBは遊休状態に近いが、サブネットE上の負荷を軽減するために次の書き込みを遅延させ

なければならない。

【0038】ここで、サブネットAにある端点EP1からEP4へ分散がなされるものと仮定する。この例では、サブネットAの負荷パラメータは25%であると仮定する。1秒間が経過すると、100kバイトが各端点へ伝送されている。同じ100kバイトが4つの異なる端点へ伝送されたので、100kバイトはサブネットAを4回通る。サブネットA上の負荷は $(4 \times 100kB) / 10mb = 31\%$ である。この値は負荷パラメータを超過するので、遅延が必要となる。

【0039】次の例は端点EP5、EP6、EP11およびEP12への分散を考える。1秒間が経過すると、100kバイトが各端点へ送られている。サブネットB上の負荷は $(4 \times 100kB) / 10mb = 31\%$ である。サブネットDおよびF上の負荷は $(2 \times 100kB) / 10mb = 15.5\%$ である。

【0040】ここで、すべての端点へ分散が行われるものと仮定する。1秒間が経過すると、100kバイトが各端点へ送られている。実効負荷は次のように計算することができる。

$$A = (4 \times 100kB) / 10mb = 31\%$$

$$B = (8 \times 100kB) / 10mb = 62\%$$

$$C = (2 \times 100kB) / 10mb = 15.5\%$$

$$D = (4 \times 100kB) / 10mb = 31\%$$

$$E = 100kB / 56kb = 1400\%$$

$$F = (3 \times 100kB) / 10mb = 23\%$$

$$G = (2 \times 100kB) / 100mb = 1.5\%$$

実効負荷が1400%のサブネットEは長い遅延を必要とする。そのような場合、ルータ43は100kBをバッファに入れ、サブネットEが受け入れることのできる最大レートでデータを解放する。本発明に従えば、構成されたネットワーク負荷へ実効レートを戻すために遅延が挿入され、ネットワーク書き込みサイズが小さくされる。これは、サブネットBのビジー状態を軽減する効果をもつ。

【0041】本発明に従えば、管理されるエンタプライズ・システム内の1つまたは複数のゲートウェイ・マシンから、これらゲートウェイ・マシンによってサービスされる端点へデータを大規模に分散する場合に、その分散を効果的に管理するメカニズムが提供される。典型的には、ゲートウェイは、図5から図8に示されたトポロジに従って、ゲートウェイによってサービスされる1つまたは複数の端点マシンへ接続される。前述したように、図9はそのような場合の1つの例である。このメカニズムは、1つのゲートウェイ・マシンと、それに関連した複数の端点に関して、図10のフローチャートで示されている。もちろん、この方法は並列処理における複数のゲートウェイ・マシンについても実行してよいが、理解を速やかにするためゲートウェイが1つである場合



【0042】この方法は、ゲートウェイ・マシンと端点マシンとの間にある各ネットワーク経路の各サブネットについて、調節可能負荷パラメータを設定するステップ30で開始される。負荷の平衡化を行う必要がないネットワーク経路は省略してもよい。負荷パラメータは選択可能であり、また、それはサブネット上のダウンロード動作によって消費されてよい帯域幅の最大パーセントを表している。この値は多くの要因に依存する。そのような要因としては、接続のタイプ、データのタイプ、端点の速度とメモリ特性、ルータまたは他の中間装置がゲートウェイと端点の間で使用されるかどうか、などがある。ステップ32で、典型的には端点メソッドによりゲートウェイ上でサポートされるオブジェクトを呼び出すことによって（後で詳細に説明する）、データ分散の開始が選択される。実施例の説明では、データ分散は「書き込み」動作とも呼ばれるが、それはデータがソース・ノードから多数の管理される端点へ書き込まれるからである。図9に示されるように、ネットワーク経路とサブネットの各種の接続と特性が、影響を受けるネットワーク経路の各サブネット内の「実効」負荷を決定する。データ分散があるネットワーク経路上で行われるとき、そのネットワーク経路は「影響を受ける」と呼ばれる。ステップ34で、望ましくは実際の分散がワイヤ上で物理的に開始される前に、メソッド呼び出しによって影響を受ける各サブネット内の実効負荷が計算される。ステップ36で、影響を受ける各サブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータと所定の関係をもっているか（たとえば、より大きい）かがテストされる。ステップ36のテストの結果が「ノー」であれば、負荷の平衡化は必要でなく、ルーチンはステップ38で分散を開始するように進む。しかし、ステップ36のテストの結果が「イエス」であれば、サブネットの少なくとも1つがオーバロードの状態であり（そのサブネットについて、所定の負荷パラメータが与えられているものとする）、負荷の平衡化が必要となる。この場合、ルーチンはステップ40へ進んで分散特性を変更し、データが実際に送られるとき、影響されるサブネット内の実効負荷が軽減されるようにする。（分散特性の変更は、典型的にはある時間遅延を挿入するか、アップストリーム・ルータ内のデータのバッファリングを制御することによって行う）。ステップ42で、データが実際に送られる。

【0043】したがって、前述したように、負荷平衡アルゴリズムは書き込み動作の前にサブネットのオーバロードの可能性をチェックし、データ分散を意味のある方式で変更して、既定のサブネット負荷パラメータの範囲内で実行するようにする。この「平衡化」の手法は書き込み動作が開始される度に実行されるが、他の方式で実行されてもよい。したがって、この手法は、データがネットワーク上を分散されている間、連続ベースで（たと

えば、2分間隔など、一定の時間間隔で）実行されてよい。このことは、遅延は個々の動作上に加えられても、すべての動作が実効負荷に寄与するという事実を考慮に入れている。

【0044】したがって、書き込み動作の前に、ゲートウェイと、そのゲートウェイによってサービスされる端点との間の所与のネットワーク経路の各サブネット（この上で、データ分散が起こる）内の実効負荷が評価され、負荷平衡アルゴリズムが適用されて、書き込み動作が実際に行われるときに、サブネットを通して行われる分散が、そのサブネットの実効帯域幅を確実に超過することがないようにする。その利点は、データ分散によって影響を受ける各サブネットの「実効」負荷を計算することによって達成される。動作を開始する前に、実効負荷が既定のしきい値（これは選択可能であることが望ましい）を超過するか（または、超過しそうであるか）どうかの決定がなされる。超過するか超過しそうであれば、全体の分散を遅くするか、特定のサブネット（通常、最も負荷が重いもの）が分散の残りを不平衡にすることがないように全体の分散を変更する。こうして、サブネットは、存在するサブネットの数に基づいて割り当てられた帯域幅に対して実際に「責任」をもつことになる。

【0045】実効負荷は、それが実質的に所与の負荷パラメータと同じ場合でも、その負荷パラメータを「超過」する場合がある。もちろん、データ分散の速度は、実効負荷が負荷パラメータと所与の関係（たとえば、95%）をもっているときに変更されてよい。そのような変更のすべては、本発明の負荷平衡化手法の範囲の中にある。

【0046】実施例では、データ分散特性をどの程度変更するかは分散が起こる前に計算されるが、本発明は、最初のデータ分散の間に実際の負荷値を監視し、最初の分散の間に存在するネットワーク負荷制限に基づいて第2のデータ分散のレートを調整することをも想定している。

【0047】しかし、前述したように、負荷平衡化手法はデータ分散の間に実行されるのが望ましい。図11は、データ分散がどのように選択され開始されるかを示す。この管理される環境では、データ分散は、典型的にオブジェクト・メソッド呼び出しで開始される多くの「システム管理タスク」の1つである。図11を参照すると、権限のあるアドミニストレータ50は、システム資源を表す1つまたは複数のアイコンを含むデスクトップ・コンピュータ52にアクセスすることができる。アドミニストレータがこれらのアイコンから利用できるダイアログ画面およびメニューと対話するとき、既知の方法でシステム構成を変更し、分散環境内で新しい資源を管理することができる。具体的には、アドミニストレータ50がデスクトップと対話するとき、システム資源ま

たはシステム構成要素を表すオブジェクトに関して、いわゆる「コールバック」がユーザ・インタフェースから呼び出される。これらのコールバックは一連のメソッド呼び出しへ変換され、メソッド呼び出しが実際に作業を実行し、結果または状況をアドミニストレータに戻す。

【0048】図11のプロセスの流れ図を参照して具体的に説明すると、アドミニストレータ50がアイコンを選択するか、ダイアログで対話するとき、情報の流れが開始される。次にステップ54で、情報がデスクトップ（通常、ゲートウェイに置かれている）へ送られ、ステップ56で適切なアプリケーション・コールバック・メソッドが呼び出される。次にステップ58で、コールバック・メソッドがコア・アプリケーション・メソッドを呼び出す。コア・アプリケーション・メソッドはアプリケーション・オブジェクトと通信し、ステップ39で示されるようにシステム管理動作を実行する。ステップ60および61で、戻り情報または状況が戻される。ユーザ・インタフェースへの更新が必要である場合、デスクトップ・コンピュータ52は出力を解釈し、ステップ62でアドミニストレータのデスクトップ上でダイアログを更新する。

【0049】システム管理フレームワークはタスク・ライブラリを含むことが望ましい。管理責任者は、このタスク・ライブラリによって「シェル」スクリプトを作成し、それによってエンタプライズ・システム環境の管理されるノードを実行することができる。管理されるノードと統合されたシェル・スクリプトは「タスク」と呼ばれる。アドミニストレータがタスクを作成したいとき、アドミニストレータはマシンとパスを実行可能ファイルに与える。実行可能ファイルはシェル・スクリプト、特殊スクリプト、コンパイル済みプログラム、およびその他の有効な実行可能ファイルであってよい。タスクが作成されたとき、実行可能ファイルはゲートウェイ・マシンと関連したオブジェクト・データベース内に属性として記憶される。タスクが必要になったとき、実行可能ファイルが属性から取り出され、1つまたは複数の管理されるノードへ与えられる。タスクが作成された後、それはタスク・ライブラリへ付け加えられ、アイコンとして表示される。

【0050】前に言及したように、システム管理フレームワークはCORBA 1.1のオブジェクト要求ブローカ（ORB）、基本オブジェクト・アダプタ（BOA）、および関連のオブジェクト・サービスを使用する。CORBA 1.1は300社を超える企業が参加している非営利団体であるオブジェクト管理グループ（OMG）によって提供されるオブジェクト指向分散コンピュータ・システム管理アーキテクチャの仕様である。CORBAは、オブジェクト要求ブローカ（ORB）および基本オブジェクト・アダプタ（BOA）をどのように使用してオブジェクトの呼び出しと結果の戻り

のメカニズムを得るかを説明している。この仕様は、一組の低レベル・オブジェクト・サービスへのインタフェースを定義し、そのようなサービスが、オブジェクトのカプセル化、サービス要求者／提供者の隔離、およびインタフェース／インプリメンテーションの分離により多くの異なった言語とシステムに統合されることを可能にする。

【0051】図12に示されるようなCORBA 1.1には、3つの主要な構成要素がある。すなわち、クライアント、オブジェクト・インプリメンテーション、およびORB/BOAである。クライアント70は、オブジェクト・インプリメンテーション72によって提供されるサービスの要求者である。オブジェクト要求ブローカ（ORB）21は、クライアント70からの要求を、基本オブジェクト・アダプタ（BOA）27を介してオブジェクト・インプリメンテーション72へ渡す。次に、オブジェクト・インプリメンテーション72は要求されたサービスを実行し、戻りデータがクライアントへ戻される。クライアントとオブジェクト・インプリメンテーションは相互に隔離されており、ORB/BOAインタフェースを通してでなければ相互を認識しない。クライアントの要求は、オブジェクトの実施場所、および要求が実施されるプログラミング言語から独立している。

【0052】オブジェクト要求ブローカ（ORB）21は要求を基本オブジェクト・アダプタ（BOA）27へ渡し、基本オブジェクト・アダプタ（BOA）27はプロセスを能動化し、そのプロセスの下でオブジェクト・インプリメンテーション（たとえば、サーバ）が実行される。次に、基本オブジェクト・アダプタ（BOA）27はサーバ・スケルトン81を介して要求に関連したメソッドを呼び出す。メソッドが終了したとき、基本オブジェクト・アダプタ（BOA）27はメソッドの終了を管理し、クライアントへの結果の戻りを調整する。他方、要求が実行時まで認識されなければ、コンパイル時にリンクされるクライアント・スタブ83の代わりに、動的呼び出しインタフェース（DII）75が使用されて要求を組み立てる。

【0053】システム管理フレームワーク（負荷平衡メカニズムを含む）のゲートウェイ構成要素は、端点のランダム・アクセス・メモリに存在するコード・モジュール内の命令群として実施することができる。コンピュータから要求されるまでは、その命令群は他のコンピュータ・メモリ内に記憶されてよい。そのようなメモリとしては、ハード・ディスク・ドライブ、光学ディスク（CD-ROMで使用される）またはフロッピー・ディスク（フロッピー・ディスク・ドライブで使用される）などの取り外し可能メモリがある。さらに、そのような命令群はインターネットのようなネットワーク接続を介してダウンロードすることができる。これまで説明した各種の方法は、ソフトウェアによって選択的に活動化されるか

再構成される汎用コンピュータで実施するのが便利であるが、当業者に明らかであるように、そのような方法はハードウェア、ファームウェア、さらに必要なメソッド・ステップを実行するように特別に構成された装置で実行することができる。

【0054】さらに、本発明は特定のネットワーク環境における実施例として説明したが、当業者に明らかであるように、本発明は変更を加えることにより他の異なるネットワーク・アーキテクチャの中でも実施可能であることが分かる。さらに、本発明は、ゲートウェイ・マシンと端点マシンを特定のトポロジで配置されたネットワークの負荷平衡に限定されず、複数のコンピューティング資源（直接または他のネットワーク装置を介して管理ノードへ接続できる）が管理ノードからデータ分散を受けるときの負荷の平衡化に有用である。さらに、本発明の負荷平衡化方式は、任意の分散ネットワーク環境で有用である。

【0055】これまで説明してきた本発明の新規な特徴と確保したい権利は、特許請求の範囲に記載されている。

【0056】まとめとして、本発明の構成に関して以下の事項を開示する。

(1) ネットワーク環境が管理サーバによって管理され、該管理サーバが一群のゲートウェイにサービスし、各ゲートウェイが一群の端点にサービスするとき、前記ネットワーク環境でデータ分散を規制する方法であって、ゲートウェイと端点との間の各ネットワーク経路の各サブネットについて、そのサブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワーク帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定するステップと、ゲートウェイからのデータ分散を開始するメソッド呼び出しに

応答して、前記データ分散によって影響を受ける各サブネットのために実効負荷を決定するステップと、所与のサブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータと所定の関係をもつとき、データ分散の特性を変更するステップとを含む、データ分散規制方法。

(2) 前記所定の関係が、実効負荷が負荷パラメータを超過することである、上記(1)に記載のデータ分散規制方法。

(3) 前記特性が、データが経路内を分散されるレートである、上記(2)に記載のデータ分散規制方法。

(4) 実効負荷が負荷パラメータを超過するとき、データ分散のレートが減らされる、上記(3)に記載のデータ分散規制方法。

(5) ネットワーク経路を介して行われるゲートウェイから端点までのデータ伝送に遅延を挿入することによってデータ分散のレートが減らされる、上記(4)に記載の、データ分散規制方法。

(6) 負荷パラメータを設定するステップがゲートウェイ内で実行される、上記(1)に記載のデータ分散規制

方法。

(7) 実効負荷を決定するステップが、データ分散が開始される前に実行される、上記(1)に記載のデータ分散規制方法。

(8) データを一群の端点へ分散するソース・ノードを有する管理ネットワーク環境でデータ分散を規制する方法であって、(イ) ソース・ノードと端点との間の各ネットワーク経路の各サブネットについて、そのサブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワークの帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定するステップと、(ロ) ソース・ノードからデータ分散を開始する前に、そのデータ分散によって影響を受ける各サブネットの実効負荷を決定するステップと、(ハ) データ分散によって影響を受けるサブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータを超過するかどうかを決定するステップと、(ニ) サブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータを超過するとき、データ分散の特性を変更するステップとを含む、データ分散規制方法。

(9) ゲートウェイからの影響されるネットワーク経路上をデータが伝送されるレートに1つまたは複数の遅延を挿入することによってデータ分散が変更される、上記(8)に記載のデータ分散規制方法。

(10) 新しいデータ分散についてステップ(ロ) - (ニ)を繰り返すステップを含む、上記(8)に記載の、データ分散規制方法。

(11) 大規模分散型エンタプライズ・システムが1つまたは複数のネットワーク経路を介して端点を管理するソース・ノードを有し、各ネットワーク経路が1つまたは複数のサブネットを有するとき、前記大規模分散型エンタプライズ・システムへ接続可能なコンピュータであって、プロセッサと、オペレーティング・システムと、負荷平衡メカニズムとを具備し、該負荷平衡メカニズムは、少なくとも1つのネットワーク経路の各サブネット上の特定のデータ分散によって消費されてよいネットワーク帯域幅の総量を表す負荷パラメータを設定する手段と、書き込み動作の呼び出しに

応答して、その書き込み動作によって影響を受ける各サブネット内の実効負荷を計算する手段と、書き込み動作によって影響を受けるサブネット内の実効負荷が、そのサブネットの負荷パラメータに対して所定の関係をもっているかどうかを決定し、その決定に

応答してデータ分散の特性を変更する手段とを具備する、コンピュータ。

(12) 特性が、ネットワーク経路に沿ってデータが分散されるレートである、上記(11)に記載のコンピュータ。

(13) 書き込み動作によって影響を受けるサブネット内の実効負荷がそのサブネットの負荷パラメータを超過するとき、データが分散されるレートを変更手段が減少させる、上記(12)に記載のコンピュータ。

(14) 負荷パラメータを設定するインタフェース手段を含む、上記(13)に記載のコンピュータ。

(15) オペレーティング・システムによって稼働され複数実行スレッドを実行するスレッド・メカニズムを含む、上記(11)に記載のコンピュータ。

(16) 負荷平衡メカニズムによって制御される各ネットワーク経路のためのプロセス制御が、複数実行スレッドの1つによって与えられる、上記(15)に記載のコンピュータ。

#### 【図面の簡単な説明】

【図1】本発明が実施される大規模分散コンピューティング・エンタプライズ・システム環境を単純化して示す図である。

【図2】システム管理フレームワークのブロック図であって、フレームワークの機能が、管理される領域の中でゲートウェイとその端点へどのように分散されるかを示す図である。

【図3】システム管理フレームワークのLCFクライアント構成要素を示すブロック図である。

【図4】サーバ機能とゲートウェイ機能が同じマシン上でサポートされるエンタプライズ・システムの小さな「作業グループ」の実施例を示す図である。

【図5】管理されるネットワークの中でゲートウェイ・マシンと一対の端点マシンとの間のネットワーク接続を示す図である。

【図6】管理されるネットワークの中でゲートウェイ・マシンと一対の端点マシンとの間の他のネットワーク接続を示す図である。

【図7】管理されるネットワークの中でゲートウェイ・マシンと一対の端点マシンとの間のさらに他のネットワーク接続を示す図である。

【図8】管理ネットワークの中でゲートウェイ・マシンと一対の端点マシンとの間のさらに他のネットワーク接続を示す図である。

【図9】図5から図8までに示されるネットワーク接続のスーパーセットであって、管理ネットワークの代表的部分を示す図である。

【図10】本発明に従ってデータ分散を管理する実施例

を示すフローチャートである。

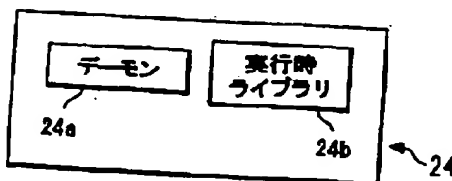
【図11】システム・アドミニストレータがシステム管理タスクをどのように実施するかを示す図である。

【図12】本発明におけるデータ分散を容易に行うために使用されるORB/BOAオブジェクト呼び出しメカニズムを示す図である。

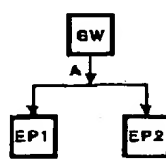
#### 【符号の説明】

10	大規模分散コンピュータ環境
12	疎結合管理領域(MR)
14	管理サーバ
15	オペレーティング・システム
16	ゲートウェイ・マシン
17	スレッド・メカニズム
18	端点マシン
19	プロセス間通信(IPC)機能
20	端末ノード・マネージャ
21	オブジェクト要求ブローカ(ORB)
22	サーバ構成要素
23	許可サービス
24	クライアント構成要素
24a	LCFデーモン
24b	アプリケーション実行時ライブラリ
25	オブジェクト位置決定サービス
27	基本オブジェクト・アダプタ(BOA)
29	オブジェクト・ライブラリ
35	ルータ
37	ルータ
41	ソース・ノード
43	ルータ
45	ルータ
50	アドミニストレータ
52	デスクトップ・コンピュータ
70	クライアント
72	オブジェクト・インプリメンテーション
75	動的呼び出しインタフェース
81	サーバ・スケルトン
83	クライアント・スタブ

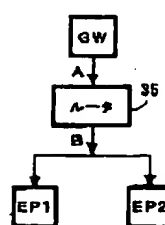
【図3】



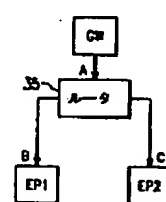
【図5】



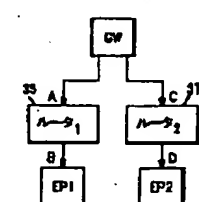
【図6】



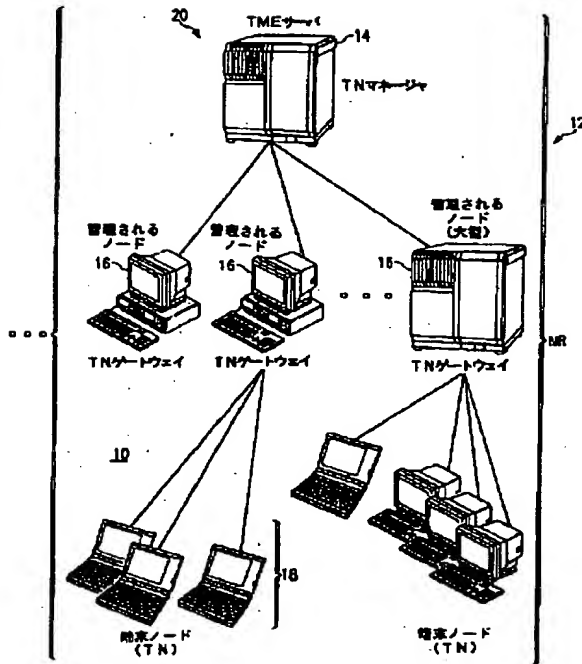
【図7】



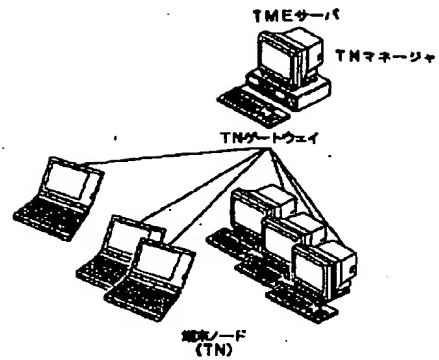
【図8】



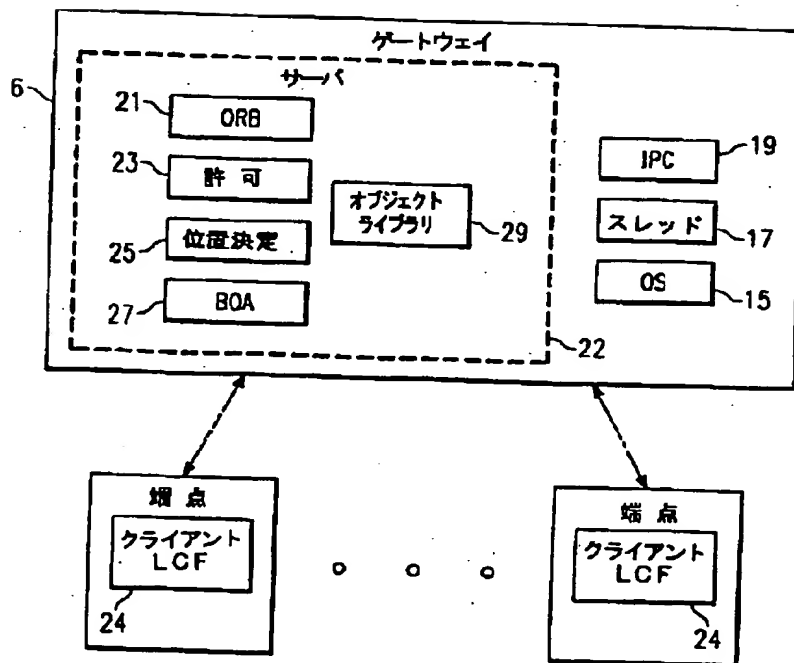
【図1】



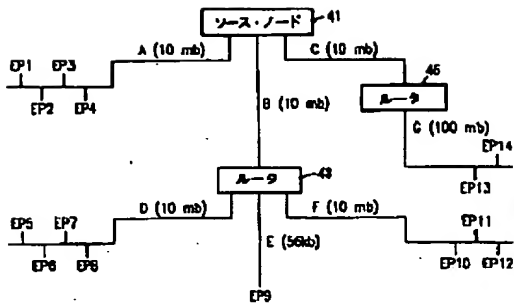
【図4】



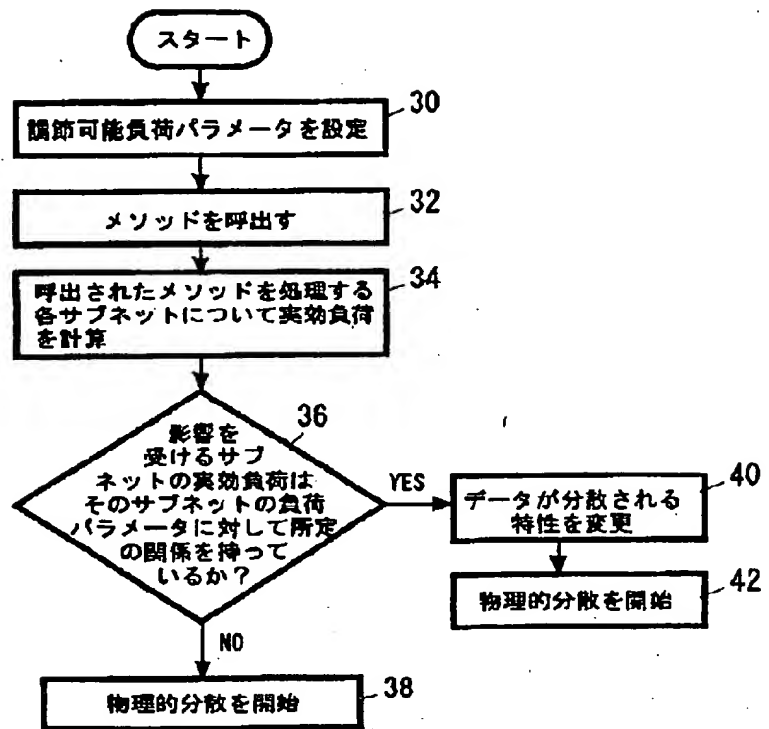
【図2】



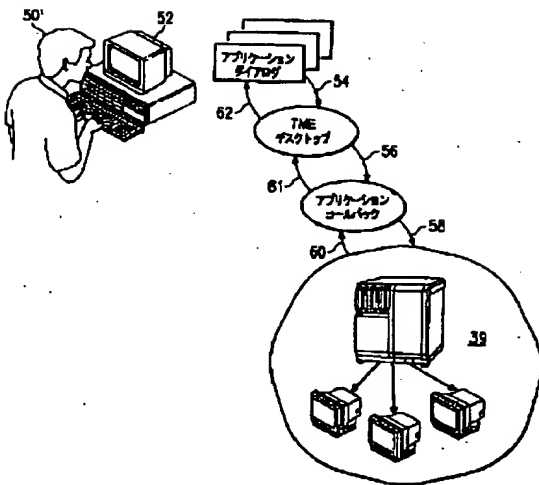
【図9】



【図10】



【図11】



【図12】

